(12)特許協力条約に基づいて公開された国際出願

18 JAN 2005

(19) 世界知的所有権機関
国際事務局

(43) 国際公開日
2004 年1 月29 日 (29.01.2004)

PCT

(10) 国際公開番号
WO 2004/010639 A1

(51) 国際特許分類[7]: H04L 9/08, G09C 1/00

(21) 国際出願番号: PCT/JP2003/009153

(22) 国際出願日: 2003 年7 月18 日 (18.07.2003)

(25) 国際出願の言語: 日本語

(26) 国際公開の言語: 日本語

(30) 優先権データ:
特願2002-211021 2002 年7 月19 日 (19.07.2002) JP

(71) 出願人 (米国を除く全ての指定国について): 独立行政法人産業技術総合研究所 (NATIONAL INSTITUTE OF ADVANCED INDUSTRIAL SCIENCE AND TECHNOLOGY) [JP/JP]; 〒100-8921 東京都 千代田区霞が関一丁目３番１号 Tokyo (JP).

(72) 発明者; および

(75) 発明者/出願人 (米国についてのみ): 大崎 人士 (OHSAKI,Hitoshi) [JP/JP]; 〒661-0974 兵庫県 尼崎市若王寺３丁目１１番４６号 独立行政法人産業技術総合研究所 関西センター尼崎事業所内 Hyogo (JP). 高井 利憲 (TAKAI,Toshinori) [JP/JP]; 〒661-0974 兵庫県 尼崎市 若王寺３丁目１１番４６号 独立行政法人産業技術総合研究所 関西センター尼崎事業所内 Hyogo (JP).

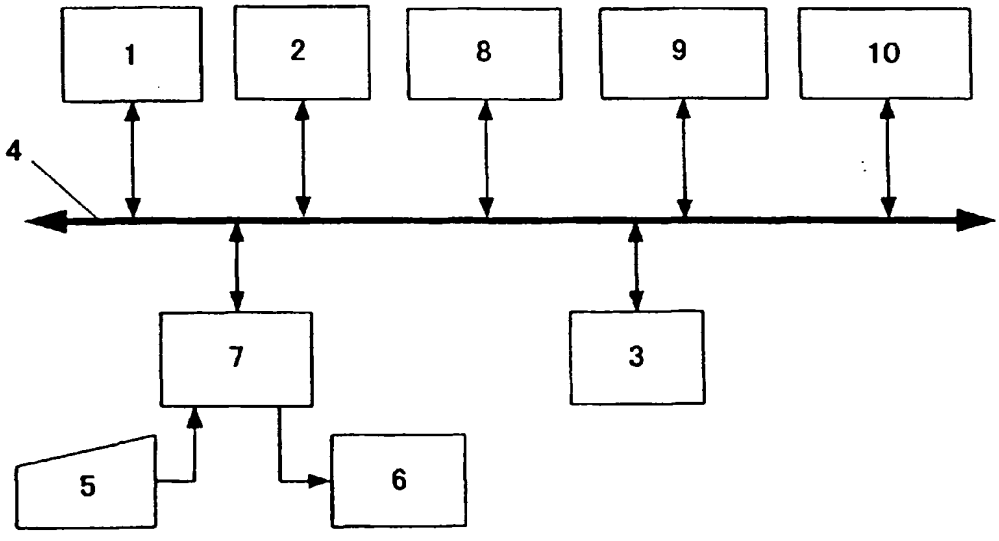
(74) 代理人: 三枝 英二, 外 (SAEGUSA,Eiji et al.); 〒541-0045 大阪府 大阪市 中央区道修町１－７－１ 北浜ＴＮＫビル Osaka (JP).

(81) 指定国 (国内): AE, AG, AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, BZ, CA, CH, CN, CO, CR, CU, CZ, DE, DK, DM, DZ, EC, EE, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, KE, KG, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU,

[続葉有]

(54) Title: REACTIVE SYSTEM SAFETY VERIFICATION DEVICE, METHOD, PROGRAM, AND RECORDING MEDIUM CONTAINING THE PROGRAM

(54) 発明の名称: リアクティブ・システムの安全性検証装置、方法、プログラム及びそのプログラムを記録した記録媒体



(57) Abstract: A reactive system safety verification device in which a set of axioms is a set including as elements only a commutative law and an associative law. The device includes a translation section (8) for generating a first equation-equipped tree automaton receiving a set of terms under the set of axioms, a simulation section (9) for generating a second equation-equipped tree automaton receiving a set of terms deriving from the set of terms and the set of terms, and a set calculation section (10) for generating a fourth equation-equipped tree automaton by combining the second equation-equipped tree automaton and a third equation-equipped tree automaton receiving a set of terms to be inspected and judging whether the set received by the fourth equation-equipped automaton is an empty set.

[続葉有]

WO 2004/010639 A1

LV, MA, MD, MG, MK, MN, MW, MX, MZ, NI, NO, NZ, OM, PG, PH, PL, PT, RO, RU, SC, SD, SE, SG, SK, SL, SY, TJ, TM, TN, TR, TT, TZ, UA, UG, US, UZ, VC, VN, YU, ZA, ZM, ZW.

(84) 指定国(広域): ARIPO特許 (GH, GM, KE, LS, MW, MZ, SD, SL, SZ, TZ, UG, ZM, ZW), ユーラシア特許 (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), ヨーロッパ特許 (AT, BE, BG, CH, CY, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, FR, GB, GR, HU, IE, IT, LU, MC, NL, PT, RO, SE, SI, SK, TR), OAPI特許 (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GQ, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).

添付公開書類:
— 国際調査報告書

２文字コード及び他の略語については、定期発行される各*PCT*ガゼットの巻頭に掲載されている「コードと略語のガイダンスノート」を参照。

(57) 要約: リアクティブ・システムの安全性検証装置において、公理の集合が交換則及び結合則のみを要素とし、前記公理の集合の下で、項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する翻訳部（８）、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成するシミュレーション部（９）、及び前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する集合演算部（１０）を備えている。

明 細 書

リアクティブ・システムの安全性検証装置、方法、プログラム及びそのプログラムを記録した記録媒体

技術分野

本発明は、ツリー・オートマトン理論に基づきリアクティブ・システムの安全性を検証する装置、方法、プログラム及びそのプログラムを記録した記録媒体に関する。

背景技術

近年、コンピュータ技術、通信技術の進歩に伴い、様々な産業分野において、公衆ネットワーク及び専用ネットワークを介して大量の情報交換が行われており、秘密情報の交換が必要となる場合が多く発生している。特に、金融ビジネス、電子商取引などの分野においては、通信者間の認証、通信情報の機密保持などが高い精度で要求されており、暗号処理などの安全性を確保するための各種方法が開発され、利用されている。提供されるサービスの安全性は、暗号の堅牢性が保証されている場合には、主として使用される暗号通信手順の安全性（例えば、暗号化情報を復号化処理する場合に用いる「秘密鍵」が、意図する相手にのみ受け渡しされていることの確実性）に依存することとなる。従って、開発された暗号通信手順の安全性の検証が、秘密情報の秘匿性を保証する上で、非常に重要な技術となる。

本願において、「暗号通信手順」には、データを暗号処理、復号処理する手順、及び暗号化されたデータが通信回線を介して交換される手順が含まれるが、通信規格が定めるデータグラムのビット形式や通信経路の動的制御などの実装の方式は含まれない。

また、「安全性検証」とは、暗号通信手順に限らず、動作中に外界からの刺激を受けて、その刺激に対する応答を返す動作を繰り返すシステムであるリアクティブ・システムの動作手順を対象として、それが意図通りに記述されているか否か

を確認することを指し、システムが如何なる場合にも意図しない状態、例えば危険な状態にならないとき、そのシステムが「安全」であるという。暗号情報を通信するシステムもリアクティブ・システムの一種であり、暗号通信手順をシステムの動作手順とみなすことができる。暗号通信手順の安全性検証においては、実際の通信回線の電気的な信頼性及び品質は、検証の対象外であり、安全性とは交換される情報の秘密保持性を意味する。

従来、暗号通信手順の検証方法として、オートマトン理論に基づく正則ツリー・オートマトンと呼ばれる枠組みを用いた方法が知られている。初期に提案された検証方法は、楫勇一、藤原融、嵩忠雄による“Solving a Unification Problem under Constrained Substitutions Using Tree Automata(ツリー・オートマトンを用いた制約付代入における単一化問題の解法)”(Journal of Symbolic Computation 23(1), pp. 79-117, 1997) に開示されている。

上記の方法を発展させた方法が、David Monniaux による“Abstracting Cryptographic Protocols with Tree Automata(ツリー・オートマトンによる暗号通信プロトコルの抽出化法)”(Proceeding of 6th International Static Analysis Symposium, Venice(Italy), Lecture Notes in Computer Science 1694, pp. 149-163, 1999)、及び Thomas Genet, Francis Klay による“Rewriting for Cryptographic Protocol Verification(暗号通信プロトコル検証のための書換系)”(Proceeding of 17th International Conference on Automated Deduction, Pittsburgh(PA), Lecture Notes in Computer Science 1831, pp. 271-290, 2000) に開示されている。

オートマトンとは、実際の装置、システムなどを抽象的に表現した系であり、複数の状態を取ることができ、「入力」によって各状態間の遷移が起こる。取り得る状態は、必ずしも有限とは限らない。１つ又は一連の複数の入力ＩＮＰＵＴによって、オートマトンが、初期状態から所定の終了状態に至った場合、ＩＮＰＵＴがオートマトンによって受理されたという。一般に、オートマトンは（Σ、Ｑ、Ｑｆ、Δ）と記述される。ここで、Σは入力（記号）の集合、Ｑは取り得る状態の集合、Ｑｆは終了状態の集合、Δは遷移規則の集合である。

従って、ある集合の構成要素だけを受理し、その他を受理しないオートマトン

を与えることができれば、その集合に対する処理、即ちその集合の要素に対する処理を、オートマトンを用いて等価的に行うことができる。このことは、処理対象の集合が無限の要素からなる場合に、特に有効である。

ツリー・オートマトンとは、ツリー構造を有するデータを受理するオートマトンを表す。また、正則ツリー・オートマトンとは、正則性の条件を満たすツリー・オートマトンを表す。

検証の対象のひとつである暗号通信手順を形式言語で表現する場合には、正則性の条件を満すことが必要であった。このために、従来までのオートマトン理論（形式言語的手法）によるアプローチでは、正則性の条件を満たさない暗号通信手順を、自動的に検証することはできなかった。

上記した３つの論文に提案されているいずれの検証方法も、正則性の条件を満たさない暗号通信手順については、秘密保持性を近似的に検証することは可能であっても、厳密な検証を行うことはできないという問題がある。

このことは、暗号通信手順に限らず、一般的なリアクティブ・システムの動作手順に関しても生じる問題である。

発明の開示

本発明は、正則性の条件を満たすか否かによらず、等式付ツリー・オートマトン理論の範疇にあるリアクティブ・システムの動作手順に関して、近似ではなく、厳密に安全性を検証することができるリアクティブ・システムの安全性検証装置、検証方法、検証プログラム及びそのプログラムを記録したコンピュータ読取可能な記録媒体を提供することを目的とする。本発明の目的は、以下の手段によって達成される。

即ち、本発明の第１の態様によれば、関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項の集合によって表わされるリアクティブ・システムの安全性検証装置であって、前記公理の集合が、交換則及び結合則のみを要素とする集合であり、前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する翻訳部、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下

で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成するシミュレーション部、及び前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、前記検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する集合演算部を備えているリアクティブ・システムの安全性検証装置を提供することができる。

本発明の第２の態様によれば、関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項によって表わされるリアクティブ・システムの安全性検証装置であって、前記公理の集合が、交換則及び結合則のみを要素とする集合であり、前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する翻訳部、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成するシミュレーション部、及び前記第２の等式付ツリー・オートマトンが、前記検査対象となる項を受理するか否かを判断する集合演算部を備えているリアクティブ・システムの安全性検証装置を提供することができる。

本発明の第３の態様によれば、関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項の集合によって表わされるリアクティブ・システムの安全性検証方法であって、前記公理の集合が、交換則及び結合則のみを要素とする集合であり、前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第１のステップ、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のステップ、及び前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、前記検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する第３のステップを含むリアクティブ・システムの安全性検証方法を提供する

ことができる。

本発明の第４の態様によれば、関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項によって表わされるリアクティブ・システムの安全性検証方法であって、前記公理の集合が、交換則及び結合則のみを要素とする集合であり、前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第１のステップ、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のステップ、及び前記第２の等式付ツリー・オートマトンが、前記検査対象となる項を受理するか否かを判断する第３のステップを含むリアクティブ・システムの安全性検証方法を提供することができる。

本発明の第５の態様によれば、関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項の集合によって表わされた手順の入力を受け付ける第１のプログラムコード、交換則及び結合則のみを要素とする前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のプログラムコード、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第３のプログラムコード、及び前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、前記検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する第４のプログラムコードを含む、リアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体を提供することができる。

本発明の第６の態様によれば、関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項によって表わされた手順の入力を受け付ける第１のプログラムコード、交換則及び結合則のみを要素とする前記公理の集合の下

で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のプログラムコード、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第３のプログラムコード、及び前記第２の等式付ツリー・オートマトンが、前記検査対象となる項を受理するか否かを判断する第４のプログラムコードを含む、リアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体を提供することができる。

本発明の第７の態様によれば、関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項の集合によって表わされた手順の入力を受け付ける第１のプログラムコード、交換則及び結合則のみを要素とする前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のプログラムコード、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第３のプログラムコード、及び前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、前記検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する第４のプログラムコードを含む、搬送波上に具現化されたリアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムデータ信号を提供することができる。

本発明の第８の態様によれば、関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項によって表わされた手順の入力を受け付ける第１のプログラムコード、交換則及び結合則のみを要素とする前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のプログラムコード、前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第３のプログラムコード、及び前記第２の等式付ツリー・オートマト

ンが、前記検査対象となる項を受理するか否かを判断する第４のプログラムコードを含む、搬送波上に具現化されたリアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムデータ信号を提供することができる。

前記第１～第８の態様において、前記関数記号の集合が、暗号処理、復号処理、及び通信処理を表す関数記号を要素として含む集合であり、前記書換規則の集合が、暗号処理された情報が復号処理されることによって平文に戻ることを表す規則を要素として含む集合であり、前記検査対象となる項が、秘密情報であり、前記項の集合が、秘密情報を交換する複数の主体の各々の知識の集合、及びこれら複数の主体間で交換される情報を傍受する主体の知識の集合であることができる。

図面の簡単な説明

第１図は、本発明の実施の形態に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置の概略構成を示すブロック図である。

第２図は、本発明の実施の形態に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置が行う処理を示すフローチャートである。

第３図は、本発明の実施の形態に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置による、拡張された知識の集合を受理する等式付ツリー・オートマトンを計算する処理のアルゴリズムを示す説明図である。

第４図は、２つのオートマトンの結合処理を示す説明図である。

第５図は、本発明の実施の形態に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置が行う処理において、拡張するナレッジを受理する等式付ツリー・オートマトンの収束性を判断しない場合の処理を示すフローチャートである。

発明を実施するための最良の形態

以下、本発明に係る実施の形態に関して、添付図を参照して説明する。図１は、本発明の実施の形態に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置の構成を示すブロック図である。本実施の形態に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置は、各構成部を制御する中央演算処理部（以下、ＣＰＵと記す）１、データを一時的に記録する一時記憶部（以下、メモリと記す）２、データを持続的に記

録する記録部３、各構成部の間でデータを交換するための内部バス４、データの入力を受け付ける入力部５、処理結果などを表示する表示部６、インタフェース部７、翻訳部８、シミュレーション部９、及び集合演算部１０を備えている。

ＣＰＵ１は、各構成部に対する制御を行い、翻訳部８、シミュレーション部９、及び集合演算部１０は、ＣＰＵ１からの命令を受けて、後述するように安全性検証における中心的処理を行う。検証の対象である動作手順に関する情報は、入力部５から入力され、インタフェース部７によって所定のデータ形式に変換され、記録部３に記録される。後述するデータ処理において、記録部３から必要なデータがメモリ２に読み出され、メモリ２上で処理が実行される。処理結果は記録部３に記録され、必要に応じて表示部６に表示される。

図２は、暗号通信手順に関して、本実施の形態に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置の処理を示すフローチャートである。図１及び２に基づき、検証装置の処理内容を説明する前に、検証の対象のひとつである暗号通信手順の記述方法に関して説明する。

有限の要素からなる集合を対象とした処理は、直接各要素を記述し、これに対する処理を行うことが可能であるが、本発明が検証の対象とする暗号通信手順は、一般に有限の要素からなる集合として記述することはできない。従って、検証の対象を、取り得る状態の集合と、状態間の遷移を引き起こす入力とによって記述された「系」、即ちオートマトンを用いて表す。

具体的には、検証の対象となる暗号通信手順を次の式１に示す５個の記号の組で表現する。このことは、式１の記号表現によって表現することが可能な「通信手順」のみが検証の対象となり得ることを意味するものでもある。以下において、記号｛　｝は集合を表わし、例えば｛Ｌｉ｝はＬ１、Ｌ２、Ｌ３、などを構成要素とする集合を表すこととする。

Ｐ＝（Ｆ，｛Ｒｉ｝，Ｕ，｛Ｋｉ｝，Ｓ［ｊ→ｋ］）・・・・（式１）

ここで、Ｐは暗号通信手順を表わし、ｉは、ｍを自然数として、$1 \leqq i \leqq m$を満たし、ｊ、ｋはｍ以下の任意の正の整数とする。

Ｆ、Ｒｉ、Ｕ、Ｋｉ、Ｓ［ｊ→ｋ］は、全て集合を表す。Ｆは暗号処理、復号処理、通信処理（鍵交換、メッセージ交換など）、通信データ（メッセージ、パス

ワードなど）などを表す「関数記号」の集合、Ｒｉ（ｉ＝１～ｍ）は「書換規則」の集合、Ｕは「公理」の集合、Ｋｉ（ｉ＝１～ｍ）は「項」の集合（例えば、情報の交換に関係する主体がＡ、Ｂ、Ｃの３者であれば、各々に関してＫ１、Ｋ２、Ｋ３が設定される）を表わしている。ここで、「項」とは、集合の構成要素を意味し、単一の記号または複数の記号の組合せで表現される。Ｓ［ｊ→ｋ］は、Ｋｊを所有する主体がＫｋを所有する主体に対して秘密にしたいメッセージの集合（以下、検査対象となる項の集合と記す）を表している。

公理の集合Ｕは、交換則、結合則を要素とする集合であり、項ｘ、ｙに対する演算子を「＋」とすると、

交換則：ｘ＋ｙ＝ｙ＋ｘ

結合則：（ｘ＋ｙ）＋ｚ＝ｘ＋（ｙ＋ｚ）

と表すことができる。ここで「＋」は加算を表す記号ではない。

集合Ｋｉは、暗号情報を交換する複数の主体及び通信の傍受者の各々が獲得できる知識の集合を表わしている（以下、ナレッジと記す）。例えば、主体Ａ、Ｂが暗号情報を相互に交換する場合、主体Ａ、Ｂのナレッジを各々Ｋ１、Ｋ２とし、傍受者ＣのナレッジをＫ３と表す。ナレッジは初期状態では有限個数の項の集合であるが、一般に時間経過によって拡張される。例えば傍受者ＣのナレッジＫ３は、傍受者Ｃが主体Ａ、Ｂの間で繰り返し交換される暗号情報を傍受することに伴って、増加する。

書換規則｛Ｒｉ｝は、項に対して関数記号を適用した記述が、どのような異なる記述に書き換えられるかを指定した規則である。例えば、暗号処理をＥ、復号処理をＤ、鍵をｘ、平文メッセージをｙとすると、「暗号化メッセージをその暗号鍵で復号すると元の平文メッセージが得られる」という性質は、書換規則「Ｄ（ｘ，Ｅ（ｘ，ｙ））→ｙ」によって表わされる。ここで矢印は、矢印の左側の項を右側の項で書き換えることができることを表わしている。

以下において、図２に基づき、暗号通信手順に関して、本実施の形態に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置が行う処理を説明する。

まず、ステップ２０において、ＣＰＵ１は、入力部５を介して、検証対象となる手順に関する情報、即ち上記した記号による表記（Ｆ，｛Ｒｉ｝，Ｕ，｛Ｋｉ｝，

Ｓ［ｊ→ｋ］）の入力を受け付け、取得した入力データを記録部３に記録する。このとき、検査対象となる項の集合Ｓ［ｊ→ｋ］が無限集合の場合には、その集合を受理するオートマトンの記述が入力される。取得したデータは、論理記号を使用した論理式であり、例えばテキストデータ形式で入力され、以降の処理においてはテキスト形式のまま処理される。

ステップ２１において、ＣＰＵ１は、ステップ２０で記録部３に記録したデータを記録部３からメモリ２上の所定領域に読み出し、翻訳開始の命令コード及び必要なデータのメモリアドレス情報を翻訳部８に伝送する。

ステップ２２において、命令コードを受信した翻訳部８は、メモリアドレス情報に基づいてメモリ２からナレッジ｛Ｋｉ｝及び公理Ｕを取得し、各々のナレッジＫｉ及び公理Ｕを使用して等式付ツリー・オートマトンＡｉを生成する。生成された等式付ツリー・オートマトンＡｉは、ＣＰＵ１を介してメモリ２の所定領域に記録される。

ナレッジＫｉの項を受理するオートマトンＡｉの生成方法は、楫勇一、藤原融、嵩忠雄による“Solving a Unification Problem under Constrained Substitution using Tree Automata(ツリー・オートマトンを用いた制約付代入における単一化問題の解法)”(Journal of Symbolic Computation 23(1), pp. 79-117, 1997)などによって公知であり、この分野の通常の知識を有する者にとって容易であるので、ここでは記載を省略する。

翻訳部８が出力する各々のＡｉは、公理Ｕの下で、対応する集合であるナレッジＫｉを受理する等式付ツリー・オートマトンである。ここで、上記したように、オートマトンとは、取り得る状態と入力による状態間の遷移とによって、システムを表現した系であり、ツリー・オートマトンとは、ツリー構造を有するデータ(項)を受理するオートマトンである。

また、「等式付」とは、ツリー構造を有するデータの間に、等価性の概念を表現する公理が成立することを表している。例えば、項「１＋２」と項「２＋１」とを等価とみなすためには、公理「ｘ＋ｙ＝ｙ＋ｘ」が必要となる。同様に、項「(１＋２)＋３」と項「３＋(２＋１)」とを等価とみなすためには、ｘ＋ｙ＝ｙ＋ｘを仮定すれば十分である。公理「(ｘ＋ｙ)＋ｚ＝ｘ＋(ｙ＋ｚ)」が必要となる

のは、例えば項「（１＋２）＋３」と項「１＋（２＋３）」とを等価とみなす場合である。ここで、「＋」は演算子であり、加算を意味するものではない。即ち、「等式付ツリー・オートマトン」とは、ツリー構造を有するデータの間に等価性の公理が成り立つことを前提として、ツリー構造のデータの受理／不受理を決定するオートマトンである。

また、「集合を受理する」とは、その集合の要素のみを受理する、即ち、その集合の要素（項）を全て受理し、それ以外を受理しないことを意味する。

以上のことから、各々のオートマトンＡｉは、各項がツリー構造を有し、項の間に等価性の公理Ｕが成り立つナレッジＫｉを受理する等式付ツリー・オートマトンとして記述される。

以上のように、ステップ２２において、翻訳部８は、各々の主体の初期のナレッジＫｉを等式付ツリー・オートマトンＡｉに変換、即ち、集合Ｋｉを受理する等式付ツリー・オートマトンＡｉとして記述する。これによって、集合Ｋｉに関する処理を、その集合と等価な等式付ツリー・オートマトンＡｉに関する処理として扱うことができる。

ステップ２３において、ＣＰＵ１は、シミュレーション開始の命令コードを、翻訳部８によって生成された等式付ツリー・オートマトン｛Ａｉ｝、ナレッジ｛Ｋｉ｝及び公理Ｕが記録されたメモリ２上のアドレス情報と共に、シミュレーション部９に伝送する。

ステップ２４において、ＣＰＵ１からの開始命令を受信したシミュレーション部９は、受信したメモリアドレス情報に基づいてメモリ２から等式付ツリー・オートマトン｛Ａｉ｝、ナレッジ｛Ｋｉ｝、公理Ｕを取得し、所定の処理を実行する。

即ち、シミュレーション部９は、メモリ２から読み出した等式付ツリー・オートマトン｛Ａｉ｝を初期データとして、繰り返し処理によって、拡張されるナレッジを受理する等式付ツリー・オートマトンを生成する。シミュレーション部９は、処理の経過途中において所定の収束条件が満たされたと判断した場合、例えば繰り返し処理の結果、等式付ツリー・オートマトンが変化しなくなったと判断した場合、その時点の等式付ツリー・オートマトン｛Ａｉ＊｝を出力し、収束したことを知らせる収束コードと共にＣＰＵ１に伝送する。ＣＰＵ１は、シミュレ

ーション部９から受信したこれらの算出データを、メモリ２の所定領域に記録する。

図３は、上記した等式付ツリー・オートマトン｛Ａｉ＊｝の生成において、繰り返し処理で呼び出されるサブルーチンのアルゴリズムを示した図である。このアルゴリズムは、入出力引数の指定、初期設定、第１処理、第２処理から構成されている。入力引数は、書換規則の１つの要素（ｌ→ｒ）、及び等式付ツリー・オートマトン（A/AC）であり、出力引数は計算結果の等式付ツリー・オートマトン（$B_{l\to r}$/AC）である。

初期設定では、以降の処理に対する初期値として、A0 に入力引数の値であるツリー・オートマトンＡをセットし、集合Ｓ、Ｔをセットする。集合Ｓ、Ｔは、入力引数の値である書換規則ｌ→ｒの左辺（ｌに相当する）、右辺（ｒに相当する）の項を、ツリー構造として記述した場合の位置情報を要素とする。

第１処理では、集合Ｓの要素に基づいて所定の順序で遷移規則を追加、変更する。第２処理では、集合Ｔの要素に基づいて所定の順序で処理して遷移規則を追加、変更する。第１処理及び第２処理は、同一の原理に基づいて計算を行うので、第１処理の場合についてのみ説明する。

第１処理において、まず、所定条件を満たす要素ｐを集合Ｓから選択する。この条件は、要素ｐがツリー構造の末端に位置する条件である。

次に、着目した要素ｐの関数記号をｆ、その引数部分の項を$t_1, \ldots, t_n$として、要素ｐに相当する部分の項がｆ（$t_1, \ldots, t_n$）と表せるとき、次の書換規則に従って、Ｌ（A_i/AC）に含まれるすべての項に対して書換を行うことによって、項の集合Ｌ（A_{i+1}/AC）を得る。

書換規則：ｆ（$c^{p.1}{}_{l1}, \ldots, c^{p.n}{}_{ln}$）→ $c^{p}{}_{llp}$

項の集合Ｌ（A_{i+1}/AC）は、ｆが公理に用いられている関数記号である場合には、Rohit Parikh の手法をツリー構造のデータ用に拡張した方法で計算することができる。ｆが公理に用いられている関数記号ではない場合には、上記した楫勇一らの論文に紹介されている方法で、A_iを基にA_{i+1}を計算することができる。以降繰り返し条件を満たすまで計算すれば、書換規則の左辺（ｌに相当する）に合致する項の前処理が終了し、次の処理に移る。

第２処理に関しても、所定条件を満たす要素ｑを集合Ｔから選択し、同様に処理することによって、第２処理のループ計算が繰り返し条件を満たして、等式付ツリー・オートマトンB_j/AC が得られるので、これを$B_{1\to r}$/AC として第２処理を終了する。以上で$B_{1\to r}$/AC が得られ、これが出力引数の値となる。

以上の様に、ここでの処理には、Rohit Parikh による文字列空間からベクトル空間への写像を用いた手法を、ツリー構造のデータを扱えるように開発した方法を用いている。Parikh の提案した方法は、"On Context-Free Languages" (Journal of the ACM 13(4), pp. 570-581, 1966) に開示されているので、ここでは記載を省略する。

書換規則の複数の要素の各々に対して、等式付ツリー・オートマトンＡｉを入力引数A/AC として、上記した処理を１回行い、それらの結果を集めることによって、１回の処理に相当して拡張されたナレッジを受理する等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（１）が得られる。得られた等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（１）を入力引数A/AC として、再度同様に処理することによって、２回の処理に相当して拡張されたナレッジを受理する等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（２）が得られる。この処理を繰り返すことによって、次々と拡張されたナレッジを受理する等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（ｎ）が得られる。

シミュレータ部は、上記したように、等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（ｎ）が、１回前の等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（ｎ－１）から変化したか否かによって、収束を判断する。収束したと判断した場合、Ａｉ＊（ｎ）を、公理Ｕ及び書換規則Ｒｉの条件の下で、初期のナレッジＫｉから派生する全ての項からなる集合と初期のナレッジＫｉとを受理する等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊とする。

主体が暗号情報を交換することによって、各々の主体及び傍受者のナレッジ{Ｋｉ}は徐々に増大して行くが、シミュレーション部９はステップ２４において、所定の条件（公理Ｕ及び書換規則{Ｒｉ}）の下で、この到達可能な最大のナレッジ{Ｋｉ}を等式付ツリー・オートマトン{Ａｉ＊}として記述する。これは、無限集合の境界を確定することに相当し、等式付ツリー・オートマトンとして記述することによって可能となる。

シミュレーション部９は、所定の時間若しくは所定回数の繰り返し処理を経過しても収束と判断できなかった場合、収束しなかったことを知らせる非収束コードをＣＰＵ１に伝送し、処理を終了する。これは、その暗号通信手順の検証ができないことを意味する。

ステップ２５において、ＣＰＵ１は、シミュレーション部９から受信したコードが、収束コードか否かを判断し、収束コードと判断した場合にステップ２６に移行し、非収束コードと判断した場合にはステップ３１に移行する。

ステップ２６において、ＣＰＵ１は、検査対象となる項の集合Ｓ［ｊ→ｋ］が有限集合か否かを判断し、有限集合と判断した場合、ステップ２７に移行し、有限集合でないと判断した場合、ステップ２８に移行する。ステップ２０において説明したように、検査対象となる項の集合Ｓ［ｊ→ｋ］が有限集合でない場合には、検査対象となる項の集合Ｓ［ｊ→ｋ］を受理する等式付ツリー・オートマトンの記述が入力されている。

秘密情報が有限である場合、ステップ２７において、演算部は、傍受者Ｃの最大ナレッジを表す等式付ツリー・オートマトンＡ３＊、及び検査対象となる項の集合Ｓ［ｊ→ｋ］、例えばＳ［１→３］をメモリ２から読み出し、各々の要素が等式付ツリー・オートマトンＡ３＊に受理されるか否かを判断し、その結果に応じたデータをメモリ２の所定領域に記録する。このとき、検査対象となる項の集合Ｓ［１→３］のいずれの要素も等式付ツリー・オートマトンＡ３＊によって受理されなかった場合、記録されるデータは“０”であり、要素の中の少なくとも１つが等式付ツリー・オートマトンＡ３＊によって受理された場合、記録されるデータは“１”である。

検査対象となる項の集合Ｓ［ｊ→ｋ］が有限集合でない場合、ステップ２８において、ＣＰＵ１は集合演算部１０に開始命令及び必要なメモリアドレス情報を送信する。

ステップ２９において、集合演算部１０は、ＣＰＵ１から受信したメモリアドレス情報に基づいてメモリ２から、傍受者Ｃの可能な最大ナレッジを表す等式付ツリー・オートマトンＡ３＊、及び検査対象となる項の集合を受理する等式付ツリー・オートマトンＳ［ｊ→ｋ］、例えば主体Ａから傍受者Ｃに対する検査対象と

なる項の集合を受理する等式付ツリー・オートマトンS［1→3］を取得し、A3＊とS［1→3］とを合成して等式付ツリー・オートマトンWを生成する。この合成は、各々のオートマトンによって受理される2つの集合（A3＊とS［1→3］）の積（A3＊∩S［1→3］）を求めることに相当する。即ち、2つの集合の共通部分（A3＊∩S［1→3］）は、等式付ツリー・オートマトンWに受理される。

図4は、2つのツリー・オートマトンを合成する方法の一例を説明する図である。結合則及び交換則が成り立つ集合を受理する2つのオートマトン（A/AC、B/AC）を結合したオートマトンの遷移規則は、図4に示した4種類のRx～Rgを合わせたものとなる。詳細は、本願発明者による公知文献“Beyond Regularity : Equational Tree Automata for Associative and Commutative Theories(正則性を超えて：結合則・交換則付項モデルのためのツリー・オートマトン理論)”（Proceedings of 15th International Conference of the European Association for Computer Science Logic, Paris (France), Lecture Notes in Computer Science 2142, pp. 539-553, 2001.）において開示されているので、ここでは記載を省略する。

ステップ30において、集合演算部10は、ステップ29で得られた等式付ツリー・オートマトンWが受理する集合A3＊∩S［1→3］が空（くう：構成要素が存在しないこと）であるか否かを判断する。集合演算部10は、空集合と判断すれば空コードをCPU1に伝送し、空集合でないと判断すれば非空コードをCPU1に伝送する。

空の判定は、項全体を受理する等式付ツリー・オートマトンB/AC の終了状態qから、判定対象である等式付ツリー・オートマトンA/AC の終了状態pに到達可能か否かを判断することによって行われる。具体的には、ツリー・オートマトンBの遷移規則の左辺と右辺を入れ替え、これによって得られるツリー・オートマトンをB^{-1}とする。（A∪B^{-1}）/AC を基底AC書換系とみなしたとき、状態qから状態pへの到達可能性は、等式付ツリー・オートマトンA/AC が何らかの要素を受理することと等価になる。

終了状態qから終了状態pに到達する経路を計算する具体的方法は、Richard

Mayr と Michael Rusinowitch による“Reachability is Decidable for Ground AC Rewrite Systems（基底ＡＣ書換系の到達可能性）”（Proceedings of 3rd International Workshop on Verification of Infinite State Systems, Aalborg (Denmark), 1998）に開示されているので、ここでは記載を省略する。

ステップ３１において、ＣＰＵ１は、表示部６に、以上のステップでの処理結果に応じた表示をする。即ち、ＣＰＵ１は、非収束コード（ステップ２５）を受信した場合、対象の暗号通信手順の検証ができないことを表示する。ＣＰＵ１は、ステップＳ２７での処理の結果としてメモリ２に記録されたデータが“０”（非受理を表す）の場合、検証対象の暗号通信手順が、その受理されなかった秘密情報を通信する限りにおいて安全であることを表示し、“１”（受理を表す）の場合、検証対象の暗号通信手順が安全ではないことを表示する。ＣＰＵ１は、ステップ３０での処理の結果、空コードを受信した場合、検証対象の暗号通信手順が安全であることを表示し、非空コードを受信した場合、検証対象の暗号通信手順は安全ではないことを表示する。以上の処理の後、ＣＰＵ１は、必要に応じて、メモリ２上に一時記録されたデータを記録部３に記録し、暗号通信手順の安全性検証を終了する。

上記した翻訳部８、シミュレーション部９及び集合演算部１０の機能は、ソフトウェアによって実現されてもよい。即ち、ＣＰＵ１が、上記した翻訳部８、シミュレーション部９及び集合演算部１０の処理の一部又は全てを実行するように、ＣＰＵ１に対するコンピュータプログラムコードを生成し、ＣＰＵ１がそのコンピュータプログラムを実行するようにしてもよい。

以下において、具体的な暗号通信手順への本発明の適用に関して説明する。

（実施例１）

本発明を Diffie-Hellman 型暗号通信手順に適用する場合について説明する。Diffie-Hellman 型暗号通信手順とは、主体Ａ、Ｂの間で暗号通信する場合に、暗号・復号用の鍵として秘密鍵と公開鍵の２種類の鍵を所定の規則に従って生成し、公開鍵を主体Ａ、Ｂの間で、例えば公衆ネットワークを介して交換する暗号通信手順である。

Diffie-Hellman 型暗号通信手順において、主体Ａは、任意に選択した大きい正

の整数ｘを基に、次の式２によって公開鍵Ｘを生成し、Ｘを主体Ｂに通信する。主体Ｂは、任意に選択した大きい正の整数ｙを基に、次の式３によって公開鍵Ｙを生成し、Ｙを主体Ａに通信する。

$X = g^x \bmod n$ ・・・・(式2)

$Y = g^y \bmod n$ ・・・・(式3)

ここで、ｇ、ｎは任意の大きい素数であり、「ｍｏｄ」は剰余を表す。例えば、ａ ｍｏｄ ｂ は、ａをｂで除した場合の剰余を表わしている。

主体Ａは、主体Ｂから取得したＹ及び自己が選択したｘを使用して次の式４によってｋを計算することができ、また、主体Ｂは、主体Ａから取得したＸ及び自己が選択したｙを使用して次の式５によってｋ’を計算することができる。

$k = Y^x \bmod n$ ・・・・(式4)

$k' = X^y \bmod n$ ・・・・(式5)

計算結果のｋ及びｋ’は、何れも$g^{xy} \bmod n$に等しいことから、主体Ａ、Ｂは共通の数値を得ることができ、この値は、ｘまたはｙが分からなければ、主体Ａ、Ｂ間で交換されるｇ、ｎ、Ｘ、Ｙから取得することが非常に困難である。従って、主体Ａ、Ｂは、ｋ（＝ｋ’）を、暗号・復号用の鍵として使用することによって、安全に秘密データの交換が可能となる。

Diffie-Hellman 型暗号通信手順は、上記した手順以外にも様々なバリエーションがあるが、それらは全て以下のように表現することができる。主体ＡとＢとでメッセージＭを Diffie-Hellman 型暗号通信手順によって、暗号化して交換し、傍受者をＣで表わし、Diffie-Hellman 型暗号通信手順に共通する「振る舞い」を「＋」で表現する。

暗号通信手順Ｐは、

Ｐ＝（Ｆ，｛Ｒｉ｝，Ｕ，｛Ｋｉ｝，Ｓ［1→3］）

と表現できる。ここで、ｉ＝１～３であり、各記号は、式１と同じ意味である。

関数記号の集合Ｆは、

Ｆ＝｛Ａ（0），Ｂ（0），Ｃ（0），Ｎ（0），Ｍ（0），ｋ（1），
＋（2），Ｅ（2），Ｄ（2）｝

となる。ここで、Ａ、Ｂは暗号情報を交換する主体、Ｃは傍受者であり、Ｎは任

意の自然数、Mは暗号化された後に交換される秘密情報（例えば、初期に主体Aのみが知っている情報で、暗号化されて主体Bに通信される情報）であり、kは鍵、Eは暗号処理、Dは復号処理を表す。「＋」は加算を表す記号ではなく、上記したようにDiffie-Hellman型暗号通信手順において共通する「振る舞い」を表す記号である。カッコ内の数字は各記号の引数、即ち決定に必要な「変数」の数である。従って、A（0）、B（0）、C（0）、N（0）、M（0）は所定の記号又は数値であり、これらを決定するために変数は必要ない。k（1）は、決定に1つの変数が必要であり、E、D、＋には各々2つの変数が必要である。例えば、k（1）は、主体A、Bのいずれかを決めれば、k（A）又はk（B）として決定される。Eは、暗号処理の対象となる項と鍵とによって決定される。Dは、復号処理の対象となる項と鍵とによって決定される。＋は、ｍｏｄ関数の引数、即ち除数と被除数とによって決定される。

書換規則｛Ｒｉ｝は、

Ｒ１＝Ｒ２＝Ｒ３＝｛Ｄ（ｘ，Ｅ（ｘ，ｙ））→ｙ｝

である。これは、ｙを暗号処理した結果であるＥ（ｘ，ｙ）を復号処理すれば、ｙを得ることができることを表す。

公理Ｕは、

Ｕ＝｛ｘ＋ｙ＝ｙ＋ｘ，（ｘ＋ｙ）＋ｚ＝ｘ＋（ｙ＋ｚ）｝

である。ここでも、「＋」は加算ではなく、Diffie-Hellman型暗号通信手順において共通する「振る舞い」を表す。即ち、Diffie-Hellman型暗号通信手順において共通する「振る舞い」は、交換則、結合則を満たすことを表わしている。

ナレッジ｛Ｋｉ｝は、

Ｋ１＝｛Ａ，Ｂ，ｋ（Ａ）＋ｋ（Ｂ）＋Ｎ，ｋ（Ａ），Ｎ，Ｍ｝

Ｋ２＝｛Ａ，Ｂ，ｋ（Ａ）＋ｋ（Ｂ）＋Ｎ，ｋ（Ｂ），Ｎ，

Ｅ（ｋ（Ａ）＋ｋ（Ｂ）＋Ｎ，Ｍ）｝

Ｋ３＝｛Ａ，Ｂ，Ｃ，ｋ（Ａ）＋Ｎ，ｋ（Ｂ）＋Ｎ，ｋ（Ｃ），Ｎ，

Ｅ（ｋ（Ａ）＋ｋ（Ｂ）＋Ｎ，Ｍ）｝

である。

Ｋ１～Ｋ３は、それぞれ主体Ａ～Ｃのナレッジである。主体ＡとＢとの間で、

鍵の情報としてN、k（A）+N、k（B）+N、及び、暗号化されたメッセージE（k（A）+k（B）+N，M） が交換されることから、傍受者Cのナレッジ K 3にはそれらの情報が含まれている。傍受者Cのナレッジ K 3において、k（A）+N、k（B）+N と表記されているが、主体AとBとの間の暗号通信において、k（A）+N、k（B）+N はそれぞれ1つの情報として交換される。従って、傍受者Cはk（A）+Nを1つの情報として取得することは可能であるが、その構成、即ちk（A）とNとから生成されていることを直接知ることはできない。E（k（A）+k（B）+N，M）に関しても同様に、傍受者CはE（k（A）+k（B）+N，M）を1つの情報として取得できるだけで、その構成を直接知ることはできない。

主体Aから傍受者Cに対する検査対象となる項の集合S［1→3］は、

S［1→3］＝{M}

である。

上記した代表的な Diffie-Hellman 型暗号通信手順との対応関係は次の様になる。

・主体Aが任意に選択した整数xは、k（A）に対応

・主体Bが任意に選択した整数yは、k（B）に対応

・X（$X=g^x \bmod n$）は、k（A）+Nに対応

・Y（$Y=g^y \bmod n$）は、k（B）+Nに対応

・k（$k=Y^x \bmod n$）は、k（A）+（k（B）+N）に対応

・k'（$k'=X^y \bmod n$）は、k（B）+（k（A）+N）に対応

また、k＝k'の等価性から、k（A）+（k（B）+N）＝k（B）+（k（A）+N）が導かれる。ここで、a+Nは、$g^a \bmod n$ を表すと仮定している。

以上で記述した、暗号通信手順P、関数記号の集合F、書換規則{Ri}、ナレッジ{Ki}、公理U、及び検査対象となる項の集合S[1→3]を、入力部5から入力することによって、図2に示したように、等式付ツリー・オートマトンが生成され、これを用いて計算が自動的に実行され、暗号通信手順の安全性が判断される。本実施例の場合には、上記したように、秘密情報は引数のない関数記号M

（定数関数記号）として集合Ｆに含まれている。即ち、Ｍは項である。また、検査対象はＭだけからなる有限集合であるから、ステップ２６における判定の結果、ステップ２７の処理が実行される。即ち、暗号通信手順の安全性は、「Ａ３＊（傍受者Ｃが最終的に持ち得る知識の集合を受理する等式付ツリー・オートマトン）の中に、Ｍ（秘密情報）が含まれるか否か」という判断により行なわれる。

（実施例２）

本発明を、Shamir によって提案されたワンタイム・パッド（One-Time Pad）を用いた暗号通信手順に適用する場合について説明する。

ワンタイム・パッドの暗号通信手順は、交換則（Ｅ（ｋ（Ａ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｍ））＝Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ））を満たす暗号処理の下で、次の手順（１）～（４）で行われる。

（１）　主体Ａは、鍵ｋ（Ａ）を使用して秘密情報Ｍを暗号処理して得られたＥ（ｋ（Ａ），Ｍ）を、主体Ｂに送信する。

（２）　主体Ｂは、取得したＥ（ｋ（Ａ），Ｍ）を鍵ｋ（Ｂ）を使用して暗号処理して得られたＥ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ））を、主体Ａに送信する。

（３）　主体Ａは、取得したＥ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ））を鍵ｋ（Ａ）を使用して復号処理して得られたＤ（ｋ（Ａ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ）））を、主体Ｂに送信する。

（４）　主体Ｂは、取得したＤ（ｋ（Ａ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ）））を鍵ｋ（Ｂ）を使用して復号処理することによって秘密情報Ｍを取得することができる。即ち、交換則を考慮すれば、Ｄ（ｋ（Ｂ），Ｄ（ｋ（Ａ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ））））＝Ｄ（ｋ（Ｂ），Ｄ（ｋ（Ａ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｍ））））＝Ｄ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｍ））＝Ｍ　となる。

交換則を満たす暗号／復号処理として、暗号化しようとする平文に対して同じ長さの乱数ビット列を鍵として、これと平文との排他的論理和演算（以下、ＸＯＲと記す）が使用される。

この場合、暗号通信手順Ｐ、関数記号の集合Ｆ、公理Ｕ、及び検査対象となる項の集合Ｓ[１→３]は、「＋」がＸＯＲを表すとすれば、上記した実施例１の場合と同じ表記となる。

書換規則｛Ｒｉ｝は、

Ｅ（ｘ，Ｅ（ｙ，ｚ））　→　Ｅ（ｘ＋ｙ，ｚ）

Ｅ（ｉｄ，ｘ）　→　ｘ

ｉｄ＋ｉｄ　→　ｉｄ

（ｘ＋ｘ）＋ｙ　→　ｙ

と表わせる。ｉｄは、便宜上導入した関数である。

ナレッジ｛Ｋｉ｝は、

Ｋ１＝｛Ａ，Ｂ，ｋ（Ａ），ｉｄ，Ｍ，Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ））｝

Ｋ２＝｛Ａ，Ｂ，ｋ（Ｂ），ｉｄ，Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ），Ｄ（ｋ（Ａ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ）））｝

Ｋ３＝｛Ａ，Ｂ，Ｃ，ｋ（Ｃ），ｉｄ，Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ）），Ｄ（ｋ（Ａ），Ｅ（ｋ（Ｂ），Ｅ（ｋ（Ａ），Ｍ）））｝

である。

以上で記述した、暗号通信手順Ｐ、関数記号の集合Ｆ、書換規則｛Ｒｉ｝、ナレッジ｛Ｋｉ｝、公理Ｕ、及び検査対象となる項の集合Ｓ［１→３］を、入力部５から入力することによって、図２に示したように、等式付ツリー・オートマトンが生成され、これを用いて計算が自動的に実行され、暗号通信手順の安全性が判断される。本実施例の場合にも、実施例１と同様に、秘密情報は引数のない関数記号Ｍとして集合Ｆに含まれていることから、ステップ２７の処理が実行される。

上記した実施例１、２において、無限の秘密情報を対象とする場合には、予め求められた秘密情報の集合を受理する等式付ツリー・オートマトンＳを入力することによって、ステップ２８～３０の処理によって安全性の検証が行われる。

以上において、検査対象となる項の集合Ｓ［ｊ→ｋ］が有限集合である場合には、ステップ２７の処理が行われるが、この場合にもＳ［ｊ→ｋ］を等式付ツリー・オートマトンとして記述して、予めステップ２０において入力しておくことによって、ステップ２８～３０の処理を行うようにすることができる。

また、以上において、検査対象となる項の集合が無限集合である場合には、ステップ２０において等式付ツリー・オートマトンとして記述されたＳ［ｊ→ｋ］を入力することとしたが、この場合にも検査対象となる項の集合Ｓ［ｊ→ｋ］を

入力し、翻訳部８によってこれを受理する等式付ツリー・オートマトンを生成するようにすることができる。

また、以上においては、厳密な安全性の検証ができるように、図２のステップ２４の処理が収束しない場合、ステップ２６～３０の処理を行わないこととしたが、図５に示すように変更することも可能である。図５において、ステップ５０～５２、５６～６１の処理は、それぞれ図２のステップ２０～２２、２６～３１の処理と同じである。

ステップ５３において、ＣＰＵ１は、ステップ２３と同様にシミュレーション開始の命令コード等をシミュレーション部９に伝送し、シミュレーション部９はカウンタに初期値、例えば“０”をセットする。

ステップ５４において、シミュレーション部９は、ステップ２４での処理に関して説明したように、拡張されるナレッジＫｉを受理する等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（ｎ）を生成し、ステップ５３においてセットされたカウンタの初期値を１だけ変化、例えば１だけ増加させた後、ステップ５５に移行する。

ステップ５５において、シミュレーション部９は、カウンタの値が予め指定した値（例えば自然数ｎ０）であるか否かを判断する。指定値（ｎ０）であればステップ５６に移行し、指定値（ｎ０）でなければステップ５４に戻る。これによって、指定回数（ｎ０）だけステップ５４の処理を行なわせることができ、対応して拡張されたナレッジＫｉを受理する等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（ｎ０）が生成される。

図５においては、拡張されるナレッジＫｉを受理する等式付ツリー・オートマトンＡｉ＊（ｎ）の収束性を判断せずに、ステップ５４の処理を所定回数行った後、常にステップ５６以降の処理を行う。その結果、安全であると判断された場合には、その判断は必ずしも正しいものではなく、実際には安全でない可能性があるが、安全でないと判断された場合には、その判断は正しい。従って、図５に示した処理も、暗号通信手順の安全性の検証において有効な処理である。

以上において、暗号通信手順の安全性の検証に関して、実施の形態及び実施例を説明したが、その他のリアクティブ・システムに関しても同様に、安全性を検証することが可能である。例えば、原子炉や航空機などのシステムの制御手順に

関する安全性を検証することが可能である。さらに、システムの規模によらず、設計の初期段階で安全性の検証をおこなうことができる。

この場合には、翻訳部８による初期の知識を受理する等式付ツリー・オートマトンを生成する処理（図２のステップ２２）は、対象のリアクティブ・システムを記述する等式付ツリー・オートマトンを生成する処理とすることができる。若しくは、予め生成された対象のリアクティブ・システムを記述する等式付ツリー・オートマトンをステップ２０で入力する場合には、ステップ２２における処理を省略することができる。

その他の処理は、上記した実施の形態と同様であり、例えば、有限の検査対象となる状態、即ち危険な状態の集合Ｓ［ｊ→ｋ］が、ステップ２４において生成された等式付ツリー・オートマトンによって受理されるか否かを判断することによって、リアクティブ・システムの安全性の検証が可能となる。検査対象となる状態の集合Ｓ［ｊ→ｋ］が無限集合の場合には、等式付ツリーオートマトンとして記述されたＳ［ｊ→ｋ］を用いて、上記した実施の形態と同様に空の判定によって、リアクティブ・システムの安全性の検証が可能となる。

本発明に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置によって、暗号通信手順に関して、通信の傍受者が取得可能な最大の知識の集合に対応する等式付ツリー・オートマトンを生成することができ、秘密情報が傍受者の知識の集合の中に含まれ得るか否か、即ち暗号通信手順の安全性を検証することが可能となる。特に、正則性の条件を満たさない暗号通信手順に関しても、近似ではなく、厳密に暗号通信手順の安全性を検証することが可能となる。

また、本発明に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置において、傍受者の拡張される知識の集合に対応する等式付ツリー・オートマトンの収束性を判断しない場合でも、暗号通信手順が安全でないことを正確に判断することが可能となる。

本発明に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置によって、一般のリアクティブ・システムに関して、取り得る状態の最大の集合を表す等式付ツリー・オートマトンを生成することができ、検査対象となる状態になり得るか否か、即ちリアクティブ・システムの安全性を検証することが可能となる。

大規模システムにおいては、設計の初期段階で安全性の検証をおこなうことができることから、検証によって発見された誤りによって設計変更を余儀なくされた場合でも、損失を小さく抑えることが可能となる。

また、本発明に係るリアクティブ・システムの安全性検証装置において、一般のリアクティブ・システムに関して、拡張される状態の集合を表す等式付ツリー・オートマトンの収束性を判断しない場合でも、リアクティブ・システムが安全でないことを正確に判断することが可能となる。

産業上の利用の可能性

本発明によれば、金融ビジネス、電子商取引などの産業分野において、公衆ネットワーク及び専用ネットワークを介して提供されるサービスで使用される暗号通信手順の安全性を検証することができる。また、その他のリアクティブ・システム、例えば、原子炉や航空機などのシステムの制御手順に関する安全性を検証することが可能である。さらに、システムの規模によらず、設計の初期段階で安全性の検証をおこなうことができる。

請求の範囲

1. 関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項の集合によって表わされるリアクティブ・システムの安全性検証装置であって、

前記公理の集合が、交換則及び結合則のみを要素とする集合であり、

前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する翻訳部、

前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成するシミュレーション部、及び

前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、前記検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する集合演算部を備えているリアクティブ・システムの安全性検証装置。

2. 関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項によって表わされるリアクティブ・システムの安全性検証装置であって、

前記公理の集合が、交換則及び結合則のみを要素とする集合であり、

前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する翻訳部、

前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成するシミュレーション部、及び

前記第２の等式付ツリー・オートマトンが、前記検査対象となる項を受理するか否かを判断する集合演算部を備えているリアクティブ・システムの安全性検証装置。

3. 前記関数記号の集合は、暗号処理、復号処理、及び通信処理を表す関数記

号を要素として含む集合であり、

前記書換規則の集合は、暗号処理された情報が復号処理されることによって平文に戻ることを表す規則を要素として含む集合であり、

前記検査対象となる項は、秘密情報であり、

前記項の集合は、秘密情報を交換する複数の主体の各々の知識の集合、及びこれら複数の主体間で交換される情報を傍受する主体の知識の集合である請求項１又は２に記載のリアクティブ・システムの安全性検証装置。

４．　関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項の集合によって表わされるリアクティブ・システムの安全性検証方法であって、

前記公理の集合が、交換則及び結合則のみを要素とする集合であり、

前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第１のステップ、

前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のステップ、及び

前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、前記検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する第３のステップを含むリアクティブ・システムの安全性検証方法。

５．　関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項によって表わされるリアクティブ・システムの安全性検証方法であって、

前記公理の集合が、交換則及び結合則のみを要素とする集合であり、

前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第１のステップ、

前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前

記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のステップ、及び

前記第２の等式付ツリー・オートマトンが、前記検査対象となる項を受理するか否かを判断する第３のステップを含むリアクティブ・システムの安全性検証方法。

６．　前記関数記号の集合は、暗号処理、復号処理、及び通信処理を表す関数記号を要素として含む集合であり、

前記書換規則の集合は、暗号処理された情報が復号処理されることによって平文に戻ることを表す規則を要素として含む集合であり、

前記検査対象となる項は、秘密情報であり、

前記項の集合は、秘密情報を交換する複数の主体の各々の知識の集合、及びこれら複数の主体間で交換される情報を傍受する主体の知識の集合である請求項４又は５に記載のリアクティブ・システムの安全性検証方法。

７．　関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項の集合によって表わされた手順の入力を受け付ける第１のプログラムコード、

交換則及び結合則のみを要素とする前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のプログラムコード、

前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第３のプログラムコード、及び

前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、前記検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する第４のプログラムコード

を含む、リアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

８．　関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象

となる項によって表わされた手順の入力を受け付ける第１のプログラムコード、

交換則及び結合則のみを要素とする前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のプログラムコード、

前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第３のプログラムコード、及び

前記第２の等式付ツリー・オートマトンが、前記検査対象となる項を受理するか否かを判断する第４のプログラムコード

を含む、リアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

９．　前記関数記号の集合は、暗号処理、復号処理、及び通信処理を表す関数記号を要素として含む集合であり、

前記書換規則の集合は、暗号処理された情報が復号処理されることによって平文に戻ることを表す規則を要素として含む集合であり、

前記検査対象となる項は、秘密情報であり、

前記項の集合が、秘密情報を交換する複数の主体の各々の知識の集合、及びこれら複数の主体間で交換される情報を傍受する主体の知識の集合である請求項７又は８に記載の、リアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムを記録したコンピュータ読み取り可能な記録媒体。

１０．　関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項の集合によって表わされた手順の入力を受け付ける第１のプログラムコード、

交換則及び結合則のみを要素とする前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のプログラムコード、

前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第３のプログラムコード、及び

前記第２の等式付ツリー・オートマトンと、前記検査対象となる項の集合を受理する第３の等式付ツリー・オートマトンとを結合して第４の等式付ツリー・オートマトンを生成し、該第４の等式付ツリー・オートマトンが受理する集合が空集合か否かを判断する第４のプログラムコード

を含む、搬送波上に具現化されたリアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムデータ信号。

１１．　関数記号の集合、書換規則の集合、公理の集合、項の集合、及び検査対象となる項によって表わされた手順の入力を受け付ける第１のプログラムコード、

交換則及び結合則のみを要素とする前記公理の集合の下で、前記項の集合を受理する第１の等式付ツリー・オートマトンを生成する第２のプログラムコード、

前記第１の等式付ツリー・オートマトンを初期データとして、前記書換規則の集合及び前記公理の集合の下で、前記項の集合から派生する項からなる集合と前記項の集合とを受理する第２の等式付ツリー・オートマトンを生成する第３のプログラムコード、及び

前記第２の等式付ツリー・オートマトンが、前記検査対象となる項を受理するか否かを判断する第４のプログラムコード

を含む、搬送波上に具現化されたリアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムデータ信号。

１２．　前記関数記号の集合は、暗号処理、復号処理、及び通信処理を表す関数記号を要素として含む集合であり、

前記書換規則の集合は、暗号処理された情報が復号処理されることによって平文に戻ることを表す規則を要素として含む集合であり、

前記検査対象となる項は、秘密情報であり、

前記項の集合が、秘密情報を交換する複数の主体の各々の知識の集合、及びこれら複数の主体間で交換される情報を傍受する主体の知識の集合である請求項１０又は１１に記載の、搬送波上に具現化されたリアクティブ・システムの安全性検証のためのコンピュータプログラムデータ信号。

Fig.1

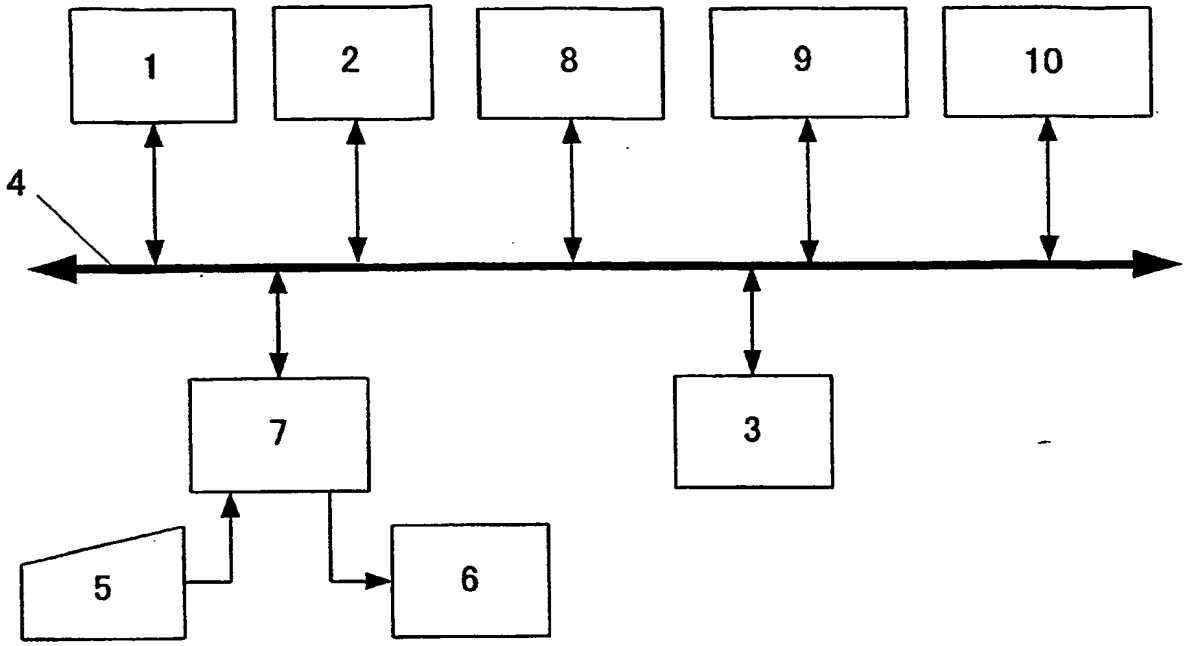


Fig.2

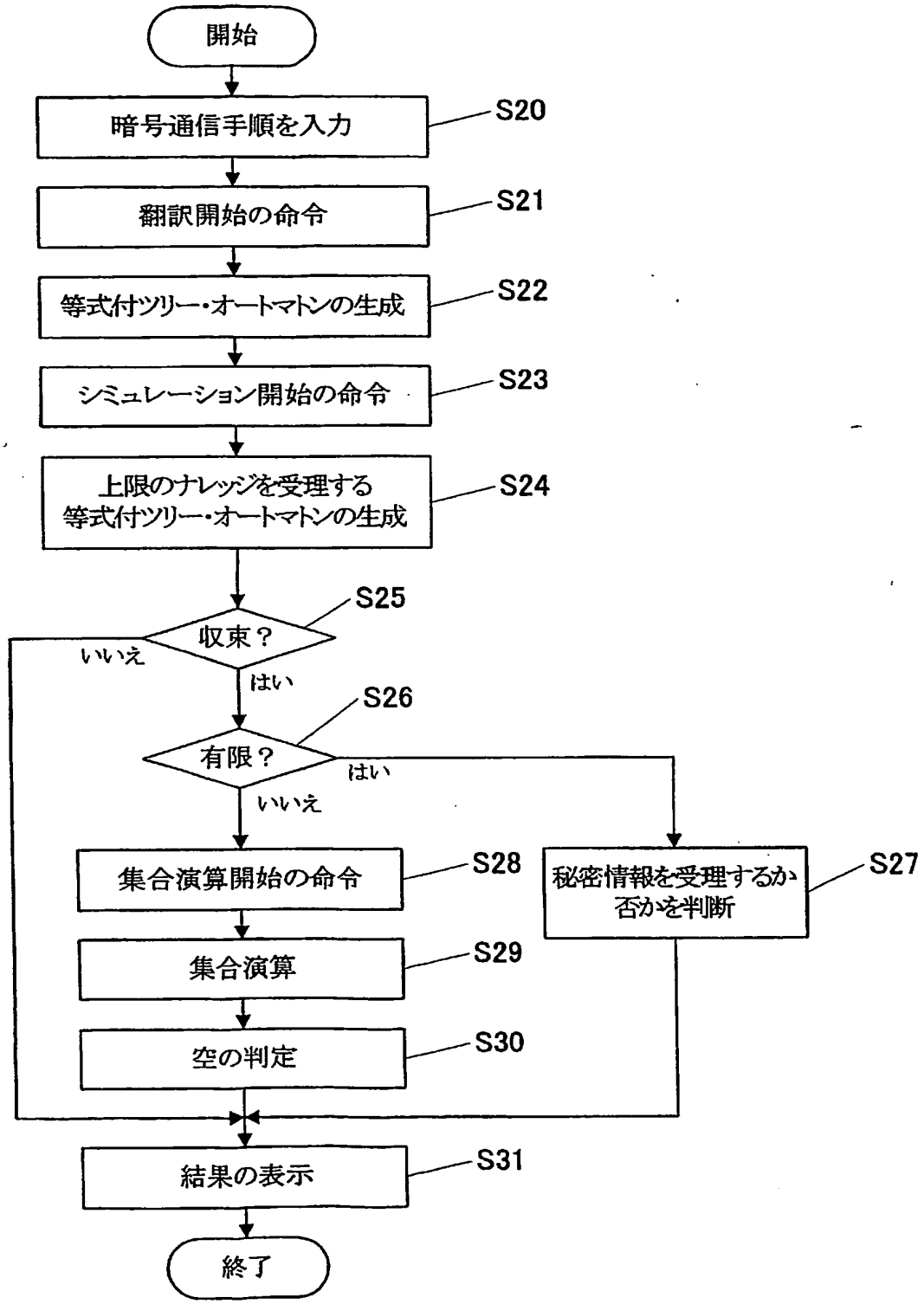

開始
暗号通信手順を入力
S20
翻訳開始の命令
S21
等式付ツリー・オートマトンの生成
S22
シミュレーション開始の命令
S23
上限のナレッジを受理する
等式付ツリー・オートマトンの生成
S24
収束？
S25
いいえ
はい
有限？
S26
はい
いいえ
集合演算開始の命令
S28
秘密情報を受理するか
否かを判断
S27
集合演算
S29
空の判定
S30
結果の表示
S31
終了

Fig.3

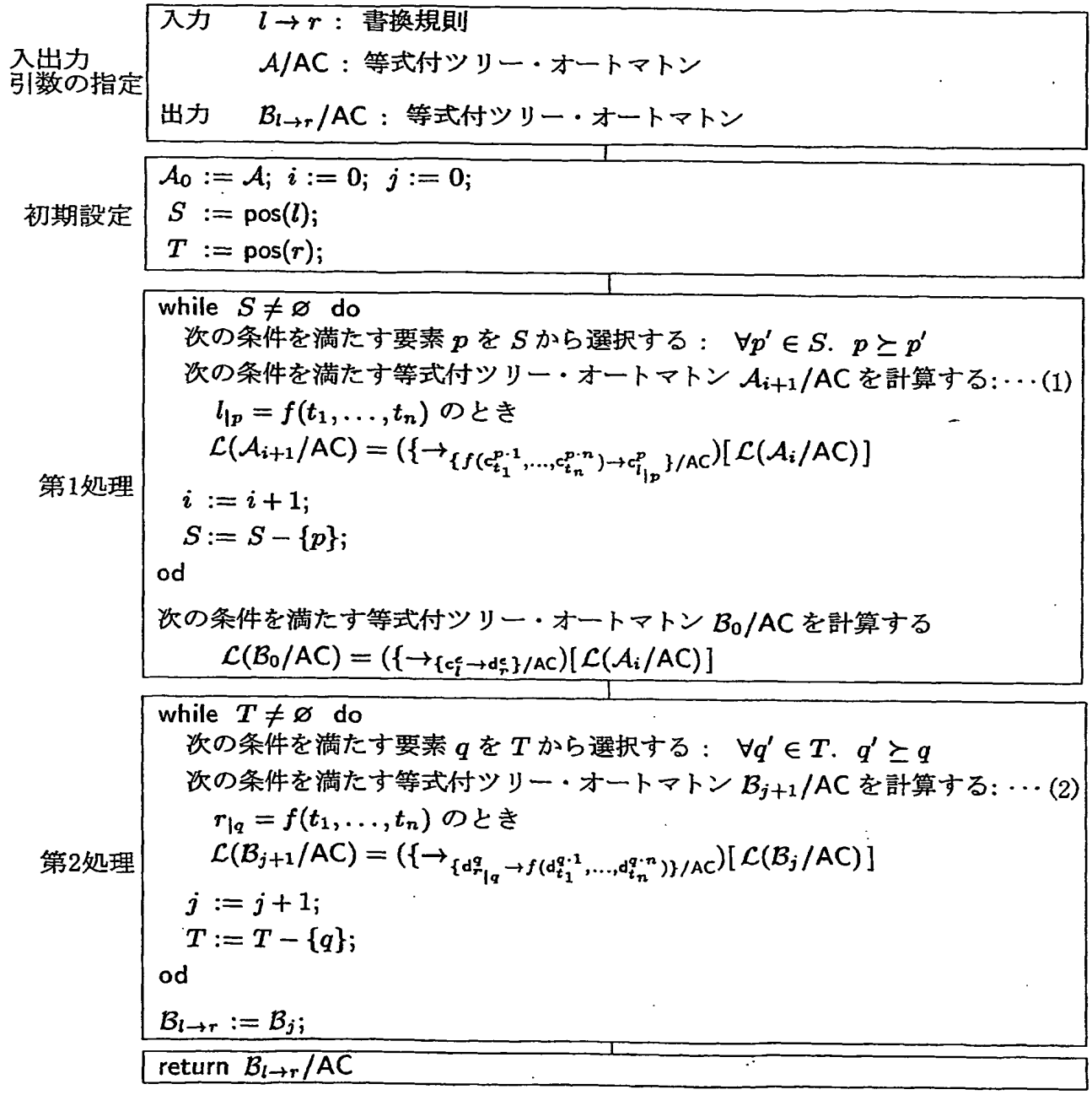
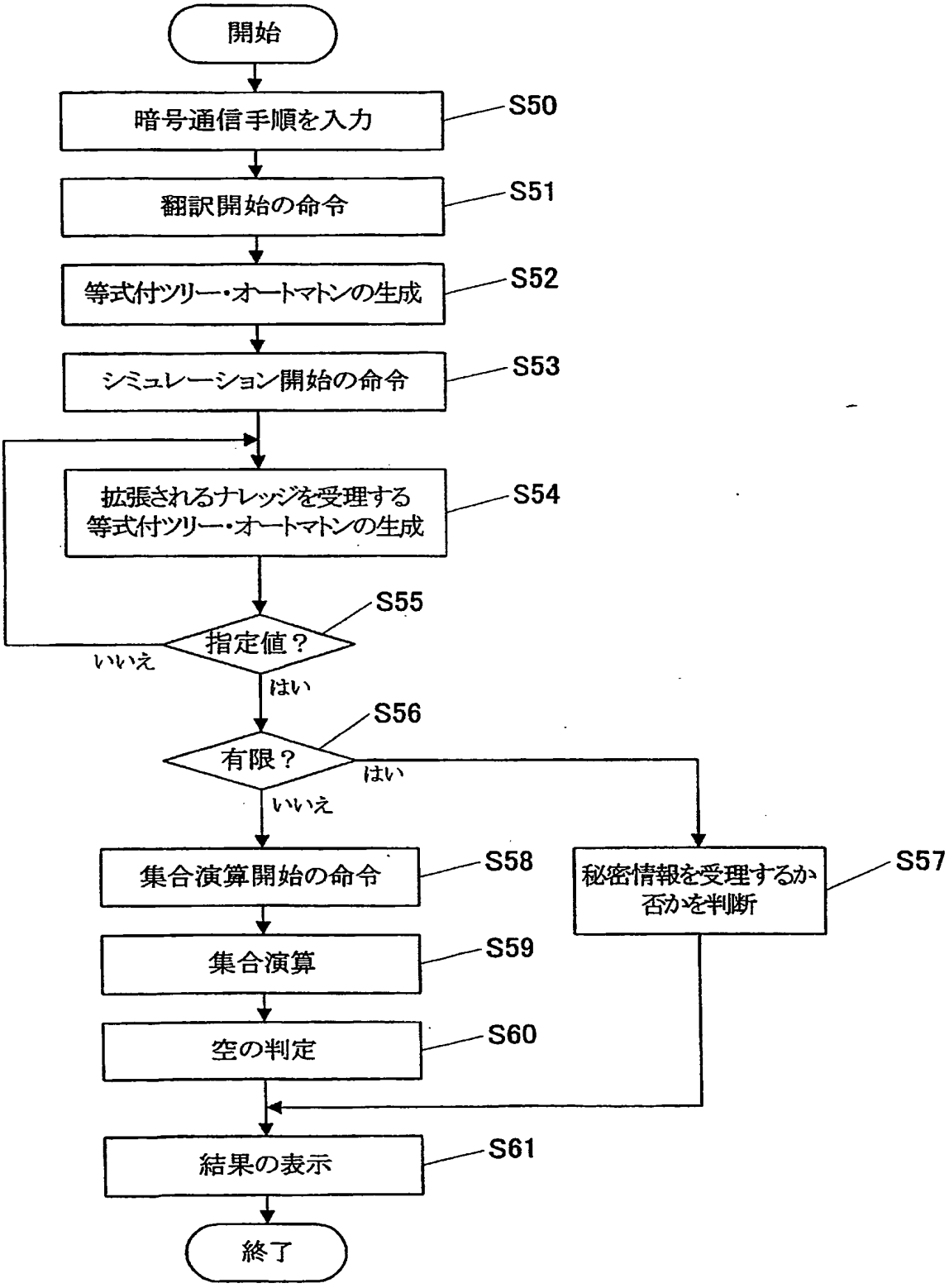

入出力
引数の指定
入力 $l \to r$: 書換規則
$\mathcal{A}$/AC : 等式付ツリー・オートマトン
出力 $\mathcal{B}_{l\to r}$/AC : 等式付ツリー・オートマトン
初期設定
$\mathcal{A}_0 := \mathcal{A}$; $i := 0$; $j := 0$;
$S := \mathsf{pos}(l)$;
$T := \mathsf{pos}(r)$;
第1処理
while $S \neq \varnothing$ do
次の条件を満たす要素 p を S から選択する : $\forall p' \in S.\ p \succeq p'$
次の条件を満たす等式付ツリー・オートマトン $\mathcal{A}_{i+1}$/AC を計算する: ・・・(1)
$l_{|p} = f(t_1, \ldots, t_n)$ のとき
$\mathcal{L}(\mathcal{A}_{i+1}/\mathsf{AC}) = (\{\to_{\{f(c^{p\cdot 1}_{t_1},\ldots,c^{p\cdot n}_{t_n})\to c^{p}_{l_{|p}}\}/\mathsf{AC}})[\mathcal{L}(\mathcal{A}_i/\mathsf{AC})]$
$i := i+1$;
$S := S - \{p\}$;
od
次の条件を満たす等式付ツリー・オートマトン $\mathcal{B}_0$/AC を計算する
$\mathcal{L}(\mathcal{B}_0/\mathsf{AC}) = (\{\to_{\{c^{c}_{l}\to d^{c}_{r}\}/\mathsf{AC}})[\mathcal{L}(\mathcal{A}_i/\mathsf{AC})]$
第2処理
while $T \neq \varnothing$ do
次の条件を満たす要素 q を T から選択する : $\forall q' \in T.\ q' \succeq q$
次の条件を満たす等式付ツリー・オートマトン $\mathcal{B}_{j+1}$/AC を計算する: ・・・(2)
$r_{|q} = f(t_1, \ldots, t_n)$ のとき
$\mathcal{L}(\mathcal{B}_{j+1}/\mathsf{AC}) = (\{\to_{\{d^{q}_{r_{|q}}\to f(d^{q\cdot 1}_{t_1},\ldots,d^{q\cdot n}_{t_n})\}/\mathsf{AC}})[\mathcal{L}(\mathcal{B}_j/\mathsf{AC})]$
$j := j+1$;
$T := T - \{q\}$;
od
$\mathcal{B}_{l\to r} := \mathcal{B}_j$;
return $\mathcal{B}_{l\to r}$/AC

Fig.4

集合	遷移規則	条件
$\mathcal{R}_{\times}$	$f((p_1,q_1),\ldots,(p_n,q_n)) \to (p,q)$	$\forall f \in \mathcal{F} \setminus \mathcal{G}$ $\forall f(p_1,\ldots,p_n) \to p \in \mathcal{R}_{\mathcal{A}}$ $\forall f(q_1,\ldots,q_n) \to q \in \mathcal{R}_{\mathcal{B}}$
$\mathcal{R}_{\overline{\mathcal{A}}}$	$g((p_1,q_1),(p_2,q_2)) \to g((p,q_1),q_2)$ $g(p_1,(p_2,q_2)) \to (p,q_2)$	$\forall g \in \mathcal{G}$ $\forall q_1,q_2 \in \mathcal{Q}_{\mathcal{B}}$ $\forall g(p_1,p_2) \to p \in \mathcal{R}_{\mathcal{A}}$
	$g((p_1,q_1),(p_2,q_2)) \to g((r_1,q_1),(r_2,q_2))$ $g(p_1,(p_2,q_2)) \to g(r_1,(r_2,q_2))$	$\forall g(p_1,p_2) \to g(r_1,r_2) \in \mathcal{R}_{\mathcal{A}}$
$\mathcal{R}_{\overline{\mathcal{B}}}$	$g((p_1,q_1),(p_2,q_2)) \to g((p_1,q),p_2)$ $g(q_1,(p_2,q_2)) \to (p_2,q)$	$\forall g \in \mathcal{G}$ $\forall p_1,p_2 \in \mathcal{Q}_{\mathcal{A}}$ $\forall g(q_1,q_2) \to q \in \mathcal{R}_{\mathcal{B}}$
	$g((p_1,q_1),(p_2,q_2)) \to g((p_1,r_1),(p_2,r_2))$ $g(q_1,(p_2,q_2)) \to g(r_1,(p_2,r_2))$	$\forall g(q_1,q_2) \to g(r_1,r_2) \in \mathcal{R}_{\mathcal{B}}$
$\mathcal{R}_{\mathcal{G}}$	$g((p,q_1),q_2) \to g(q_1,(p,q_2))$ $g((p_1,q),p_2) \to g(p_1,(p_2,q))$ $g(q,p) \to (p,q)$	$\forall g \in \mathcal{G}$ $\forall p_1,p_2,p \in \mathcal{Q}_{\mathcal{A}}$ $\forall q_1,q_2,q \in \mathcal{Q}_{\mathcal{B}}$

Fig.5


開始
暗号通信手順を入力
S50
翻訳開始の命令
S51
等式付ツリー・オートマトンの生成
S52
シミュレーション開始の命令
S53
拡張されるナレッジを受理する
等式付ツリー・オートマトンの生成
S54
S55
指定値？
いいえ
はい
S56
有限？
はい
いいえ
集合演算開始の命令
S58
集合演算
S59
空の判定
S60
秘密情報を受理するか
否かを判断
S57
結果の表示
S61
終了

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.
PCT/JP03/09153

A. CLASSIFICATION OF SUBJECT MATTER
Int.Cl[7] H04L9/08, G09C1/00

According to International Patent Classification (IPC) or to both national classification and IPC

B. FIELDS SEARCHED

Minimum documentation searched (classification system followed by classification symbols)
Int.Cl[7] H04L9/08, G09C1/00

Documentation searched other than minimum documentation to the extent that such documents are included in the fields searched

Jitsuyo Shinan Koho	1922-1996	Toroku Jitsuyo Shinan Koho	1994-2003
Kokai Jitsuyo Shinan Koho	1971-2003	Jitsuyo Shinan Toroku Koho	1996-2003

Electronic data base consulted during the international search (name of data base and, where practicable, search terms used)

C. DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	Kazuhiro TAKADA, Yuichi KAJI, and Tadao KASAMI: "Syntactic Unification Problems under Constrained Substitutions", IEICE Transactions on Information and Systems, Vol.E80-D, No.5, 25 May, 1997 (25.05.97), pages 553 to 561	1-3,7-12
A	Hitoshi OZAKI, Aart Middeldorp, Tetsuo IDA, "Imi Labeling ni yoru Bunpai Shokyoho -Peji Kakikaekei no Teishisei Shomeiho", Computer Software, Vol.13, No.2, 15 March, 1996 (15.03.96), pages 58 to 73	1-3,7-12

[X] Further documents are listed in the continuation of Box C. [ ] See patent family annex.

* Special categories of cited documents:
"A" document defining the general state of the art which is not considered to be of particular relevance
"E" earlier document but published on or after the international filing date
"L" document which may throw doubts on priority claim(s) or which is cited to establish the publication date of another citation or other special reason (as specified)
"O" document referring to an oral disclosure, use, exhibition or other means
"P" document published prior to the international filing date but later than the priority date claimed
"T" later document published after the international filing date or priority date and not in conflict with the application but cited to understand the principle or theory underlying the invention
"X" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered novel or cannot be considered to involve an inventive step when the document is taken alone
"Y" document of particular relevance; the claimed invention cannot be considered to involve an inventive step when the document is combined with one or more other such documents, such combination being obvious to a person skilled in the art
"&" document member of the same patent family

Date of the actual completion of the international search 21 October, 2003 (21.10.03)	Date of mailing of the international search report 04 November, 2003 (04.11.03)
Name and mailing address of the ISA/ Japanese Patent Office Facsimile No.	Authorized officer Telephone No.

Form PCT/ISA/210 (second sheet) (July 1998)

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.
PCT/JP03/09153

C (Continuation). DOCUMENTS CONSIDERED TO BE RELEVANT

Category*	Citation of document, with indication, where appropriate, of the relevant passages	Relevant to claim No.
A	Yasushi KITAOKA, Toshinori TAKAI, Yuichi KAJI, Takehiko TANAKA, Hiroyuki SEKI, "Yukai Kasanari Peji Kakikaekei to Kozoteki Seisoku Hozonsei", The Institute of Electronics, Information and Communication Engineers Gijutsu Kenkyu Hokoku, COMP98-38 to 50, Vol.98, No.380, 30 October, 1998 (30.10.98), pages 57 to 64	1-3,7-12
A	Takehiko TANAKA, Yuichi KAJI, Hajime WATANABE, Toyoo TAKATA and Tadao KASAMI: "Security Verification of Real-Time Cryptographic Protocols Using a Rewriting Approach", IEICE Transactions on Information and Systems, Vol.E81-D, No.4, 25 April, 1998 (25.04.98), pages 355 to 363	1-3,7-12

INTERNATIONAL SEARCH REPORT

International application No.
PCT/JP03/09153

Box I Observations where certain claims were found unsearchable (Continuation of item 2 of first sheet)

This international search report has not been established in respect of certain claims under Article 17(2)(a) for the following reasons:

1. [x] Claims Nos.: 4-6

because they relate to subject matter not required to be searched by this Authority, namely:

Claims 4-6 relate to scientific and mathematical theory expressed for verifying the reactive system, which this International Searching Authority is not required to search under provisions of PCT Article 17(2)(a)(i) and PCT Rule 39.1(i).

2. [ ] Claims Nos.:

because they relate to parts of the international application that do not comply with the prescribed requirements to such an extent that no meaningful international search can be carried out, specifically:

3. [ ] Claims Nos.:

because they are dependent claims and are not drafted in accordance with the second and third sentences of Rule 6.4(a).

Box II Observations where unity of invention is lacking (Continuation of item 3 of first sheet)

This International Searching Authority found multiple inventions in this international application, as follows:

1. [ ] As all required additional search fees were timely paid by the applicant, this international search report covers all searchable claims.

2. [ ] As all searchable claims could be searched without effort justifying an additional fee, this Authority did not invite payment of any additional fee.

3. [ ] As only some of the required additional search fees were timely paid by the applicant, this international search report covers only those claims for which fees were paid, specifically claims Nos.:

4. [ ] No required additional search fees were timely paid by the applicant. Consequently, this international search report is restricted to the invention first mentioned in the claims; it is covered by claims Nos.:

Remark on Protest

[ ] The additional search fees were accompanied by the applicant's protest.

[ ] No protest accompanied the payment of additional search fees.

国際調査報告

国際出願番号 PCT／JP03／09153

A. 発明の属する分野の分類（国際特許分類（IPC））

Int. Cl⁷ H04L9／08 G09C1／00

B. 調査を行った分野

調査を行った最小限資料（国際特許分類（IPC））

Int. Cl⁷ H04L9／08 G09C1／00

最小限資料以外の資料で調査を行った分野に含まれるもの

日本国実用新案公報 1922－1996年
日本国公開実用新案公報 1971－2003年
日本国登録実用新案公報 1994－2003年
日本国実用新案登録公報 1996－2003年

国際調査で使用した電子データベース（データベースの名称、調査に使用した用語）

C. 関連すると認められる文献

引用文献のカテゴリー＊	引用文献名 及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する請求の範囲の番号
A	Kazuhiro TAKADA, Yuichi KAJI and Tadao KASAMI: "Syntactic Unification Problems under Constrained Substitutions", IEICE Transactions on Information and Systems, Vol. E80-D, No. 5, 1997. 05. 25, pp. 553-561	1-3, 7-12
A	大崎人士, Aart Middeldorp, 井田哲雄："意味ラベリングによる分配消去法－項書換え系の停止性証明法", コンピュータソフトウェア, Vol. 13, No. 2, 1996. 03. 15, p. 58－73	1-3, 7-12

☒ C欄の続きにも文献が列挙されている。 ☐ パテントファミリーに関する別紙を参照。

＊ 引用文献のカテゴリー
「A」特に関連のある文献ではなく、一般的技術水準を示すもの
「E」国際出願日前の出願または特許であるが、国際出願日以後に公表されたもの
「L」優先権主張に疑義を提起する文献又は他の文献の発行日若しくは他の特別な理由を確立するために引用する文献（理由を付す）
「O」口頭による開示、使用、展示等に言及する文献
「P」国際出願日前で、かつ優先権の主張の基礎となる出願の日の後に公表された文献
「T」国際出願日又は優先日後に公表された文献であって出願と矛盾するものではなく、発明の原理又は理論の理解のために引用するもの
「X」特に関連のある文献であって、当該文献のみで発明の新規性又は進歩性がないと考えられるもの
「Y」特に関連のある文献であって、当該文献と他の1以上の文献との、当業者にとって自明である組合せによって進歩性がないと考えられるもの
「&」同一パテントファミリー文献

国際調査を完了した日	国際調査報告の発送日
21. 10. 03	04.11.03

国際調査機関の名称及びあて先
日本国特許庁（ISA／JP）
郵便番号100－8915
東京都千代田区霞が関三丁目4番3号

特許庁審査官（権限のある職員） 5M 4229
青木 重徳

電話番号 03－3581－1101 内線 3597

C（続き）．　関連すると認められる文献

引用文献のカテゴリー＊	引用文献名　及び一部の箇所が関連するときは、その関連する箇所の表示	関連する請求の範囲の番号
A	北岡康司，高井利憲，楫勇一，田中猛彦，関浩之：“有界重なり項書換え系と構造的正則保存性” 電子情報通信学会技術研究報告，COMP９８－３８～５０， Ｖｏｌ．９８，Ｎｏ．３８０，１９９８．１０．３０， ｐ．５７－６４	1-3, 7-12
A	Takehiko TANAKA, Yuichi KAJI, Hajime WATANABE, Toyoo TAKATA and Tadao KASAMI: “Security Verification of Real-Time Cryptographic Protocols Using a Rewriting Approach”, IEICE Transactions on Information and Systems, Vol. E81-D, No. 4, 1998. 04. 25, pp. 355-363	1-3, 7-12

国際調査報告

国際出願番号　ＰＣＴ／ＪＰ０３／０９１５３

第Ⅰ欄　請求の範囲の一部の調査ができないときの意見（第１ページの２の続き）

法第８条第３項（ＰＣＴ１７条(2)(a)）の規定により、この国際調査報告は次の理由により請求の範囲の一部について作成しなかった。

1．☒ 請求の範囲 ＿＿＿４－６＿＿＿は、この国際調査機関が調査をすることを要しない対象に係るものである。
つまり、
請求の範囲４－６は、リアクティブ・システムを検証するために表現された科学及び数学の理論であり、ＰＣＴ１７条（２）（ａ）（ｉ）及びＰＣＴ規則３９．１（ｉ）の規定により、この国際調査機関が調査することを要しない対象に係るものである。

2．☐ 請求の範囲 ＿＿＿＿＿＿＿＿＿＿は、有意義な国際調査をすることができる程度まで所定の要件を満たしていない国際出願の部分に係るものである。つまり、

3．☐ 請求の範囲 ＿＿＿＿＿＿＿＿＿＿は、従属請求の範囲であってＰＣＴ規則6.4(a)の第２文及び第３文の規定に従って記載されていない。

第Ⅱ欄　発明の単一性が欠如しているときの意見（第１ページの３の続き）

次に述べるようにこの国際出願に二以上の発明があるとこの国際調査機関は認めた。

1．☐ 出願人が必要な追加調査手数料をすべて期間内に納付したので、この国際調査報告は、すべての調査可能な請求の範囲について作成した。

2．☐ 追加調査手数料を要求するまでもなく、すべての調査可能な請求の範囲について調査することができたので、追加調査手数料の納付を求めなかった。

3．☐ 出願人が必要な追加調査手数料を一部のみしか期間内に納付しなかったので、この国際調査報告は、手数料の納付のあった次の請求の範囲のみについて作成した。

4．☐ 出願人が必要な追加調査手数料を期間内に納付しなかったので、この国際調査報告は、請求の範囲の最初に記載されている発明に係る次の請求の範囲について作成した。

追加調査手数料の異議の申立てに関する注意
☐ 追加調査手数料の納付と共に出願人から異議申立てがあった。
☐ 追加調査手数料の納付と共に出願人から異議申立てがなかった。